

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 05-217298

(43)Date of publication of application : 27.08.1993

(51)Int.Cl.

G11B 20/12

G11B 20/10

(21)Application number : 04-018665

(71)Applicant : MATSUSHITA GRAPHIC COMMUN
SYST INC

(22)Date of filing : 04.02.1992

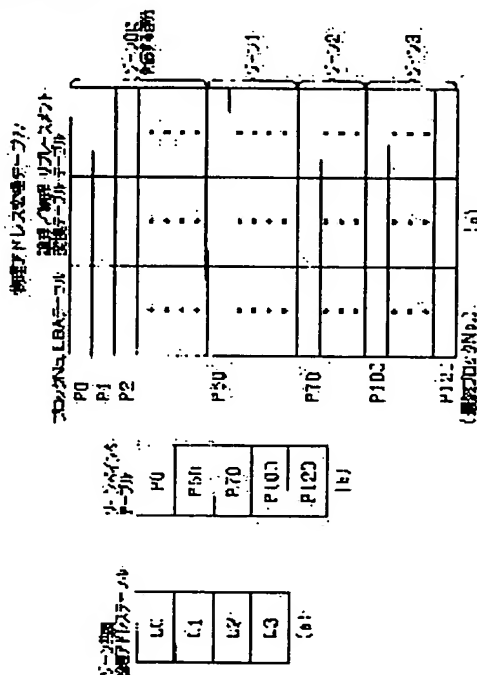
(72)Inventor : SUZUKI TAKASHI

(54) METHOD FOR MANAGING DEFECT OF STORAGE MEDIUM

(57)Abstract:

PURPOSE: To easily transform logical addresses to physical addresses by limiting the zone, in which logical addresses exist, from a zone leading logical address table and retrieving a physical address transform table from a zone pointer.

CONSTITUTION: A table, in which the logical addresses of a sector that is next to the defective sector detected during an initialization are made to correspond v.i. to the defective sector detected during the initialization till the logical address and the cumulative number of sectors in a reserved region and leading logical addresses of the pointer of each zone are produced. When a logical address is specified, the corresponding zone is obtained from the leading logical addresses, the table is referred by the pointer and the value to which logical addresses are added are made to the physical addresses, where the logical addresses are specified by the cumulative number corresponding to the logical addresses which are smaller than the specified logical addresses by the table and nearest. Thus, logical addresses are easily transformed to physical addresses even through for the zone groups in which the number of blocks making up the zones are not even.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's
decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

(19)日本国特許庁(JP)

(12)公開特許公報(A)

(11)特許出願公開番号

特開平5-217298

(43)公開日 平成5年(1993)8月27日

(51)Int.Cl.⁵

G11B 20/12
20/10

識別記号

庁内整理番号

7033-5D

C 7923-5D

FI

技術表示箇所

審査請求 未請求 請求項の数1(全11頁)

(21)出願番号

特願平4-18665

(22)出願日

平成4年(1992)2月4日

(71)出願人 000187736

松下電送株式会社

東京都目黒区下目黒2丁目3番8号

(72)発明者 鈴木 隆

東京都目黒区下目黒2丁目3番8号 松下
電送株式会社内

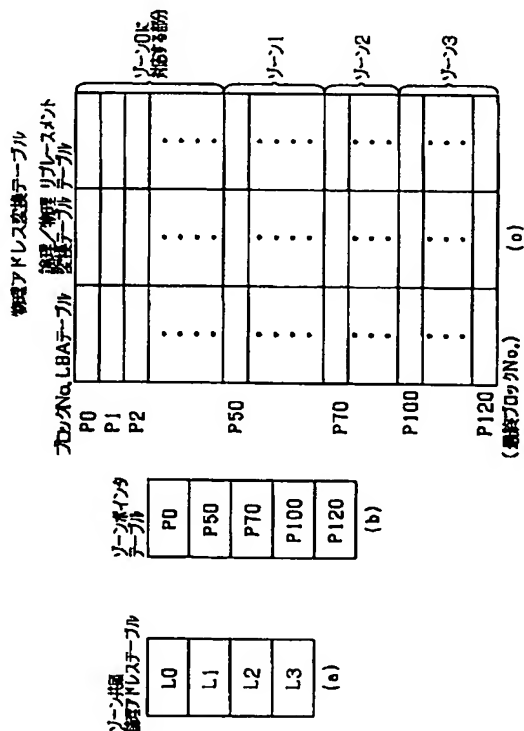
(74)代理人 弁理士 小鍛治 明 (外2名)

(54)【発明の名称】 記憶媒体欠陥管理方法

(57)【要約】

【目的】 論理アドレスを物理アドレスに容易に変換する。

【構成】 上位により指示された論理アドレスの属するゾーンを限定するゾーン先頭アドレスと、この限定したゾーンの先頭ブロックを示すゾーンポインタテーブルと、この限定されたゾーンに属する論理アドレスに対応する物理アドレスを対応付ける物理アドレス変換テーブルにより物理アドレスを得る。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 データを記憶するセクタからなるデータ領域とこのデータ領域の後に初期化後のこのデータ領域に発生した欠陥セクタの交替セクタを設けた予備領域とで1つのゾーンを形成し、このゾーンを1つ以上順に配置して記憶領域を構成し、これらの全セクタに昇順に物理アドレスを付番し、論理アドレスを初期欠陥セクタと予備領域を飛ばして昇順に付番してゆく記憶媒体欠陥管理方法であって、初期化時検出された欠陥セクタの次のセクタの論理アドレスにその論理アドレスまでの初期化時検出された欠陥セクタと予備領域のセクタ数の累積数を対応させた一覧表と、前記各ゾーンのポイントと、この各ゾーンの先頭論理アドレスよりなるテーブルを作成し、上位より論理アドレスが指示されると、まず該当するゾーンの先頭論理アドレスより該当するゾーンを求め、求めたゾーンのポイントにより前記一覧表を参照して指示された論理アドレスより小さく最も近い論理アドレスに対応する前記累積数を求め、この累積数に指示された論理アドレスを加えた値を物理アドレスとすることを特徴とする記憶媒体欠陥方法。

【発明の詳細な説明】**【0001】**

【産業上の利用分野】 本発明は、記憶媒体に欠陥が生じた場合の論理アドレスを物理アドレスに変換する記憶媒体欠陥管理方法に関する。

【0002】

【従来の技術】 光ディスクなどの記憶媒体の記憶領域は、上位システムのユーザーが使用するユーザー領域と、光ディスク出荷時の不良セクタである初期不良セクタ以外で不良になったセクタを交替するためのスペア領域、およびその交替した情報を管理する管理領域からなる。この不良セクタを管理する欠陥管理（ディフェクト・マネジメント）にはセクタ・スリッピング・ディフェクト・マネジメント（Sectorslipping Defect Management以下SDMと称す）とリニア・リプレースメント・ディフェクト・マネジメント（Linear replacement Defect Management以下LDMと称す）とがある。

【0003】 SDMは、光ディスクをユーザーが最初に使用する前に、不良セクタを取り除く方法で、光ディスクで物理的に管理されているトラック番号とセクタ番号に、サーティフィケーション（Certification：光ディスクの全体を消去、書き込み、ペリファイまたは、他の手段によって、初期不良セクタを検出し、不良セクタを補完する動作）による不良セクタとスペア領域を除いて、上位システムからアクセスするための論理番号を割り当てて行う。

【0004】 LDMは、SDMされている光ディスクに対して、その後に不良セクタが生じた場合に、不良セクタを取り除く方法である。このようなディフェクト・マネジメントの例を図9、図10を用いて説明する。図9、

図10は現在ISO（国際標準化機構）で検討中のフルRAM（消去して何回も書き込める）光ディスクのディフェクト・マネジメントのアルゴリズムを示す。図14はSDMされた状態を示す。

【0005】 図9において、物理的なトラック番号とセクタ番号で示される領域の中にある数値は論理番号を示す。例えば、物理的にトラック番号2、セクタ番号1の位置は、論理番号で25として示される。トラック番号2、セクタ番号2が不良セクタ（×で表示している）とするとこのセクタには論理番号を割り当てずに、次のトラック番号2、セクタ番号3に論理番号26を割り当てる。

【0006】 図10はLDMのされた状態を示す。図10において、SDMの後に不良になったトラック番号5、セクタ番号7のR1がスペア領域内のトラック番号8、セクタ番号0に論理番号65を付けて格納される。従って、論理番号65で上位システムからアクセスされた場合は、実際には、トラック番号8、セクタ番号0をアクセスすることになる。次にトラック番号7、セクタ番号7のR2の不良セクタをスペア領域に割り当てるとき、スペア領域のトラック番号8、セクタ番号1が不良セクタなので、このセクタは使用せず、次のトラック番号8、セクタ番号2に論理番号89を割り当てる。

【0007】 このような欠陥管理を行うに当たり、論理番号（論理アドレス）を物理番号（物理アドレス）に変換しなければならない。このため、従来はSDMを行う場合は、図11に示すディフェクトエリアテーブルを用い、LDMを行う場合は図12に示すリプレースメントテーブルを用い論理アドレスより物理アドレスへの変換を行っていた。

【0008】 図11は初期化時検出された欠陥セクタの物理アドレスを昇順に並べた図であり、図12は初期化後検出された欠陥セクタの物理アドレスと、この欠陥セクタが代替されたスペア領域交替セクタの物理アドレスとを昇順に並べた図である。この2つの図を用いて論理アドレスを物理アドレスに変換するには、まず論理アドレスが与えられるとディフェクトエリアテーブルを1番目より比較して、その論理アドレスまでに何個のディフェクトが存在するかを検索し、その値を論理アドレスに加えて物理アドレスを求める。また同時にその物理アドレスが交替（リプレースメント）されているか否かも考慮してリプレースメントテーブルも検索する。

【0009】

【発明が解決しようとする課題】 このような変換方法を用いたリード・ライト動作においては、スタート論理アドレスと論理アドレスと転送ブロック数が与えられると、転送ブロック数の範囲において、上述の変換を行う必要があった。さらにユーザーエリアがゾーンに分割してある場合は、ゾーン毎のスペアエリア数やスペアエリア内に存在するディフェクトも考慮しなければならず、

その変換手順が非常に複雑であった。

【0010】本発明は、上述の問題点に鑑みてなされたもので、特に間隔が不均等なゾーンに於ける論理アドレスを物理アドレスに容易に変換する記憶媒体欠陥管理方法を提供することを目的とする。

【0011】

【課題を解決するための手段】上記目的を達成するため、データを記憶するセクタからなるデータ領域とこのデータ領域の後に初期化後のこのデータ領域に発生した欠陥セクタの交替セクタを設けた予備領域とで1つのゾーンを形成し、このゾーンを1つ以上順に配置して記憶領域を構成し、これらの全セクタに昇順に物理アドレスを付番し、論理アドレスを初期欠陥セクタと予備領域を飛ばして昇順に付番してゆく記憶媒体欠陥管理方法であって、初期化時検出された欠陥セクタの次のセクタの論理アドレスにその論理アドレスまでの初期化時検出された欠陥セクタと予備領域のセクタ数の累積数を対応させた一覧表と、前記各ゾーンのポイントと、この各ゾーンの先頭論理アドレスよりなるテーブルを作成し、上位より論理アドレスが指示されると、まず該当するゾーンの先頭論理アドレスより該当するゾーンを求め、求めたゾーンのポイントにより前記一覧表を参照して指示された論理アドレスより小さく最も近い論理アドレスに対応する前記累積数を求め、この累積数に指示された論理アドレスを加えた値を物理アドレスとする。

【0012】

【作用】上記構成により、上位より論理アドレスが指示されると、各ゾーンの先頭論理アドレスより指示された論理アドレスの含まれるゾーンを求め、このゾーンのポイントを得る。次にこのポイントにより該当するゾーンの前の一覧表を参照して指示された論理アドレスより小さく最も近い論理アドレスに対応する累積数を求め、この累積数に指示された論理アドレスを加えて物理アドレスを得る。本方法は各ゾーンの先頭論理アドレスにより該当するゾーンを求めるので各ゾーンの論理アドレスの数が異なる不均等割ゾーンの場合でも適用できる。

【0013】

【実施例】以下、本発明の実施例を図面を参照して説明する。

【0014】図1は本発明の実施例のディフェクト管理テーブルを示す。本テーブルは(a)に示す各ゾーンの先頭論理アドレスを表すゾーン先頭論理テーブル、

(b)に示すゾーンポイントテーブル、(c)に示す物理アドレス変換テーブルより構成される。

【0015】まず(c)に示す物理アドレス変換テーブルを図2を用いて説明する。本テーブルは、LBA(Logical Block Address:論理アドレス)テーブル、論理/物理変換テーブル、リプレースメントテーブルからなり、これら3つを合わせてディフェクト管理ブロックといい、このブロックを論理アドレス(LBA)の昇順に

並べたものである。

【0016】この表でLBAテーブルは、スリッピングしたセクタの次のセクタまたは、リプレースメントしているセクタを論理アドレスで表す。論理/物理変換テーブルは、上記論理アドレスまでに何個のディフェクトエリアがあるかを表すものである。リプレースメントテーブルは、上記論理アドレスがスリッピングしたセクタからリプレースメントしたセクタかを区別するためのものであり、リプレースメントした場合は、代替え先の物理アドレスが入る。

【0017】図3は(b)に示すゾーンポイントテーブルを示す。このテーブルには、ゾーン分割したときのゾーンの先頭に対応する物理アドレス変換テーブルのブロックNo.及び最終登録ブロックNo.をセットする。

【0018】次に具体例として上記テーブルを用いたディフェクト管理について図4を用いて説明する。ゾーン分割数2、ゾーン毎のユーザーエリア数100、ゾーン毎のスペア数10とする。また図4に示すようにゾーン0に2ヶ所のスリッピングエリア(論理アドレス14と32の前のセクタ)と、2ヶ所のリプレースメントエリア(論理アドレス50と74)と、ゾーン0のスペアエリアに2ヶ所のスリッピングエリアが存在しているとする。この状況を図2の物理アドレス変換テーブルに表すと、図5のようになる。(ただし、スリッピング時にリプレースメント値はFFFFFFとする。

【0019】図4中、まず目内の数字は論理アドレス、カッコ内の数字は物理アドレス、×は不良セクタ、R1、R2はリプレースメントされたセクタを示す。ゾーン0のスペアエリアには論理アドレス50のR1と論理アドレス74のR4の代替セクタがセットされている。またこのスペアエリアには図示するように2個の×で示すスリッピングエリアが存在している。このスペアエリアのセクタ数は10個であるが、このうち2個が欠陥セクタであるため残り8個しか代替セクタとして使用できない。

【0020】このためセクタ数を12個とし、有効に使用できる代替セクタを欠陥セクタが発生しない時と同じ数の10個にする。これにより、図5に示すようにブロック番号5の論理アドレス100の論理/物理変換アドレスの値は14となる。これは論理アドレス99までにある×の数が2、スペアエリアの×の数が2、スペアエリアの代替セクタ数が10で合計14となっている。

【0021】図6はゾーンポイントテーブルに図4に対応する数値を入れた例を示し、ゾーン0の先頭のブロックNo.(00)、ゾーン1の先頭のブロックNo.(05)、最終登録ブロックNo.(05)がセットされる。

【0022】図7はゾーン先頭論理アドレステーブルに図4に対応する数値を入れた例を示し、ゾーン0の先頭論理アドレスに000、ゾーン1の先頭論理アドレスに100がセットされる。

【0023】次にホストより論理アドレスが示された

時、上述の各テーブルを用いて物理アドレスに変換する動作を図8のフロー図を用いて説明する。まずホストから論理アドレスを受け取る(ステップ1)。この論理アドレスをLBA1、LBA2の2つとし、LBA1=40, LBA2=74の場合について説明する。

【0024】図7のゾーン先頭論理アドレステーブルにより、LBA1、LBA2共ゾーン0の先頭論理アドレスより大きく、ゾーン1の先頭論理アドレスより小さいのでゾーン0に属することがわかる。次に図6のゾーンポインタテーブルを参照してゾーン0のブロック番号00を得ると共に物理アドレス変換テーブルの検索範囲をゾーン0に属するブロックNo. 0~No. 4に限定する(ステップ3)。

【0025】次に図5に示す物理アドレス変換テーブルにおいてLBAテーブルに示されている論理アドレスと等しいかこれより大きく最も小さい論理アドレスを索す。LBA1=40の場合は、LBAテーブルの値は32となり、LBA2=74の場合は74となる(ステップ4)。次にこれらの値32, 74の属するブロックのリプレースメントテーブルを調べ(ステップ6)、LBA1=40の場合、FFFFFF、LBA2=74の場合103の物理アドレスを得る。LBA1=40の場合は $40+2=42$ 物理アドレスが得られ(ステップ7)、LBA2=74の場合は物理アドレス103が得られる(ステップ8)。

【0026】

【発明の効果】以上の説明から明らかなように、本発明

は、ゾーン先頭論理アドレステーブルより論理アドレスが存在するゾーンを限定し、ゾーンポインタより物理アドレス変換テーブルを検索するので、ゾーンを構成するブロック数が不均一なゾーン群の場合も容易に論理アドレスを物理アドレスに変換することができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の実施例のディフェクト管理テーブルを示す図

【図2】物理アドレス変換テーブルを示す図

【図3】ゾーンポインタを示す図

【図4】ゾーンエリア、スペースエリアにアドレスを配置した具体例を示す図

【図5】物理アドレス変換テーブルに図4に示す具体例を記入した図

【図6】ゾーンポインタテーブルに図4に示す具体例を記入した図

【図7】ゾーン先頭論理アドレステーブルに図4に示す具体例を記入した図

【図8】本実施例の動作フロー図

【図9】初期不良セクタとスペア領域を除いて論理アドレスを割り当てた状態を示す図

【図10】初期不良検出後論理アドレスを割り当て、その後不良となったセクタを交替処理した状態を示す図

【図11】従来のディフェクトエリアテーブル説明図

【図12】従来のリプレースメントエリアテーブル説明図

【図3】

ゾーン0の先頭を示す 物理アドレス変換テ ブルブロックNo.
ゾーン1の先頭を示す 物理アドレス変換テ ブルブロックNo.
物理アドレス変換テ ブルに登録した最終 ブロックNo.

【図6】

ゾーン0のブロックNO

ゾーン1のブロックNO

最終登録ブロックNO

0	0
0	5
0	5

【図7】

ゾーン0の先頭アドレス

ゾーン1の先頭アドレス

0	0	0
1	0	0

ゾーン共通
論理アドレステーブル

L0
L1
L2
L3

(a)

ゾーンポイント
テーブル

P0
P50
P70
P100
P120

(b)

物理アドレス変換テーブル

ブロックNo., LBAテーブル	論理／物理 変換テーブル	リブレースメント テーブル
P0		
P1		
P2		
	・	・
	・	・
	・	・
	・	・
P50		
	・	・
	・	・
	・	・
	・	・
P70		
	・	・
	・	・
	・	・
P100		
	・	・
	・	・
	・	・
P120		

(c)

ソーン共願
説理アドレステープル

L0
L1
L2
L3

(a)

ソープポイント
テーブル

P0
P50
P70
P100
P120

(b)

ブロックNo. LBAテーブル	論理/物理 変換テーブル	リブレースメント テーブル
P0		
P1		
P2		
	●	●
	●	●
	●	●
	●	●
P50		
	●	●
	●	●
	●	●
	●	●
P70		
	●	●
	●	●
	●	●
P100		
	●	●
	●	●
	●	●
P120		
	●	●
	●	●
	●	●

(最終ブロックNo.) (o)

ディフェクト 管理テーブル ブロックNo.	LBAテーブル	論理/物理 変換テーブル	リプレースメント テーブル
0	3バイト	2バイト	3バイト
1			
2			
3			
4			
5			
6			
...			
y-1			
y			

セクタ方向

トラック方向

ゾーン0 ユーザエリア

スベアエリア

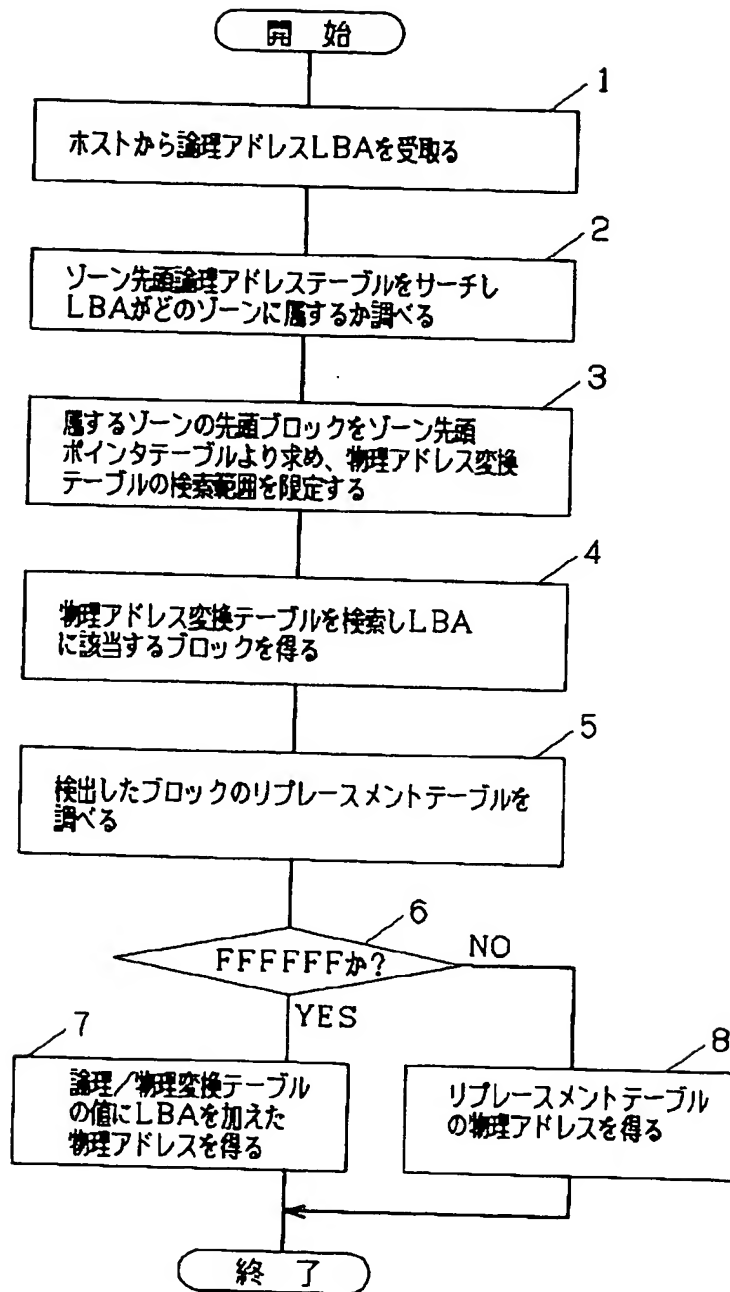
ゾーン1 ユーザエリア

スベアエリア

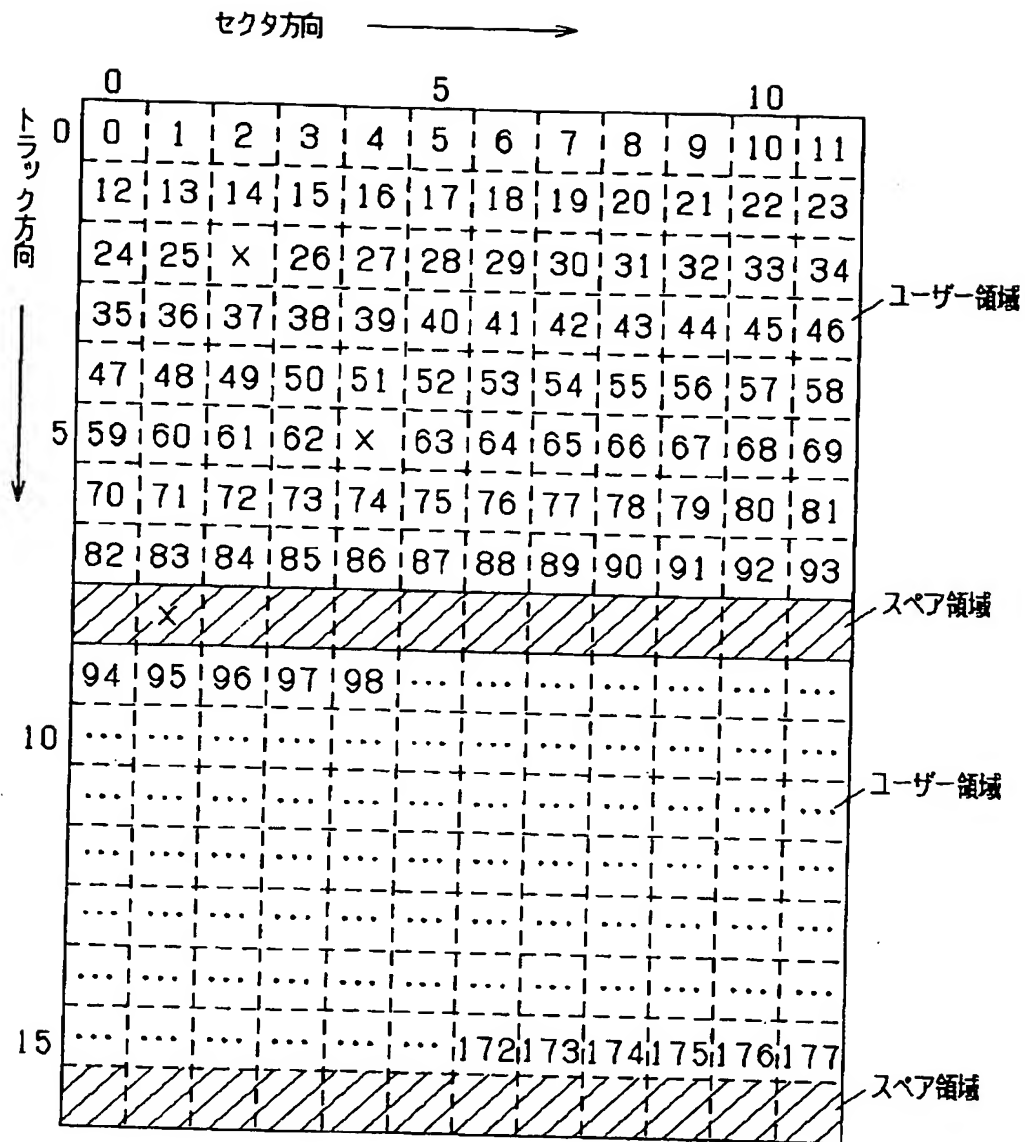
【図5】

ブロックNo.	LBAテーブル	論理/物理 変換テーブル	リプレースメント テーブル
0	0	0	FFFFFF
1	14	1	FFFFFF
2	32	2	FFFFFF
3	50	2	102(物理アドレス)
4	74	2	103(物理アドレス)
5	100	14	FFFFFF
6			
7			
⋮			
⋮			
⋮			
⋮			

【図8】



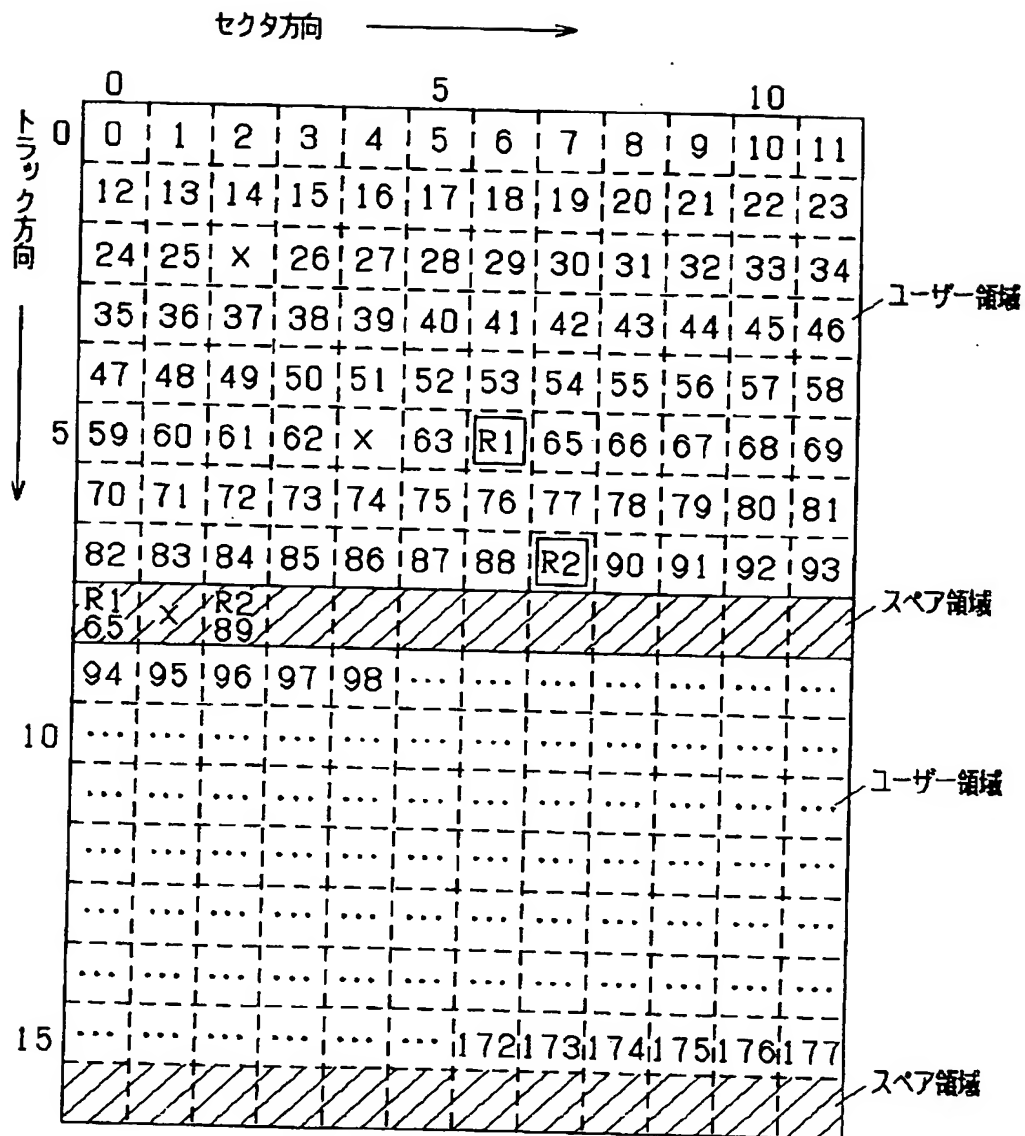
【図9】



X は不良セクタを示す。

ユーザー領域の0-177は論理番号を示す。

【図10】

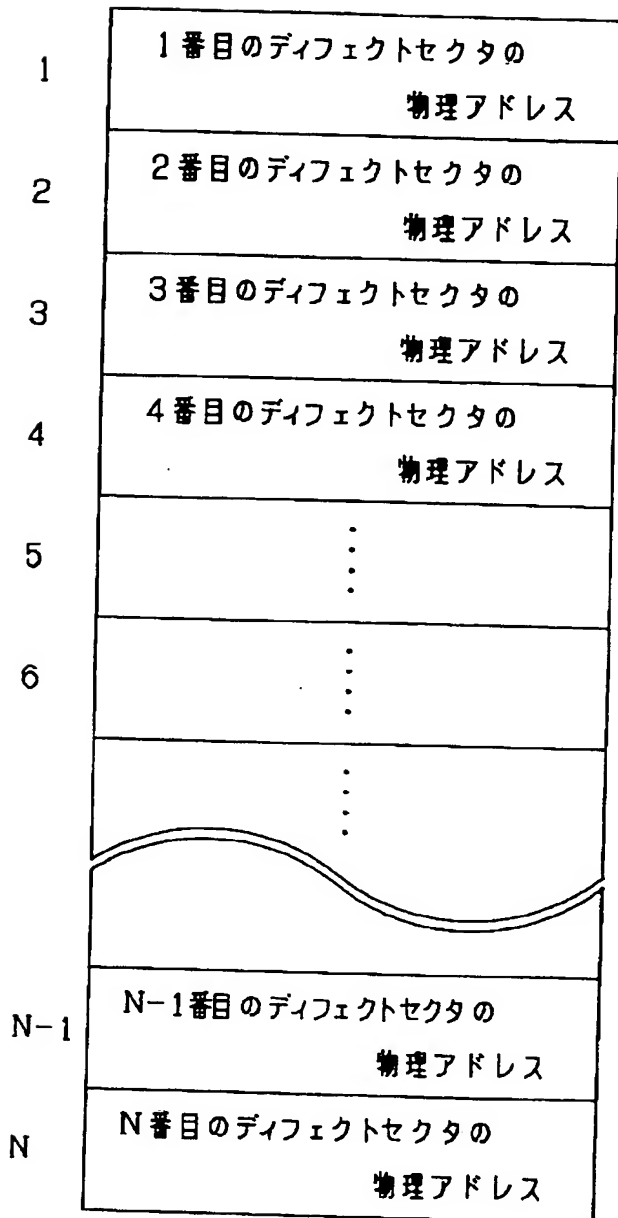


X は不良セクタを示す。

ユーザー領域の0-177は論理番号を示す。

R1, R2は交代処理を示す。

【図11】



【図12】

